FVPP: Teorijske osnove formalne verifikacije provjerom modela

Vremenska logika CTL

Formalna verifikacija kritičnih programskih dijelova u sustavu NuSMV

Pripremio: izv. prof. dr. sc. Alan Jović

Ak. god. 2022./2023.

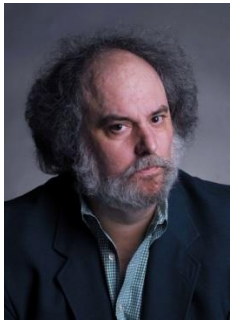
Vremenska logika s grananjem

Engl. *Computational Tree Logic*, **CTL**

M. Ben-Ari

E. M. Clarke

E. A. Emerson



Modalna i vremenska logika

- **Modalna logika** - proširenje klasične logike „modalitetima" istinitosti (subjektivnim konceptima), kao što su: „što mora biti istinito" i „što može biti istinito."

Primjer:

- p = atomički propozicijski simbol
- Neka je: p = F (neisitinit) u sadašnjem svijetu (stanju stvari).

- Tada:
- (*moguće* p) = T — ako postoji barem jedan drugi svijet (neka druga situacija, neki drugi scenarij, neka druga baza znanja) u kojoj je p = T.
- (*nužno* p) = F — jer (*nužno* p) = T akko je p istinit u svim svjetovima (ovdje F jer je u našem svijetu p=F).

- U klasičnu propozicijsku i predikatnu logiku dodaju se modalni operatori.
- Modalni opetarori u vremenskoj logici: uvijek, konačno, što_je_bilo, što_je_sada, što_će_biti

Vremenska logika – višestruki pogledi

- **TL propozicijska ili predikatna:** Klasična propozicijska logika proširena vremenskim operatorima. TL prvoga reda nije odlučljiva, ali neki njezine reducirane varijante jesu odlučljive (npr. one do najviše jedne slobodne varijable u predikatnoj formuli, za formule s predikatima od 1 ili 2 varijable).
- **Globalna ili modularna** (endogena ili egzogena). Rasuđivanje o kompletnom sustavu korištenjem vremenskih formula – omogućuje konkurentnost izvođenja, ili samo ograničenje na pojedine dijelove.
- **TL linearnog vremena ili s grananjem vremena:** U svakom trenutku postoji samo jedan budući trenutak (jedna vremenska crta) ili u svakom trenutku može postojati više različitih budućih vremenskih crta.
- **Diskretno ili kontinuirano vrijeme.** U računarstvu uobičajeno diskretno vrijeme (sekvence stanja).
- **Uključuje ili ne uključuje prošlo vrijeme, uz buduće vrijeme.** Izvorno TL obuhvaća oba vremena. U digitalnim sustavima uobičajeni su samo operatori budućeg vremena.

- Trenutačno razmatramo: **TL propozicijsku, globalnu (endogenu), s grananjem vremena, diskretno vrijeme, samo buduće vrijeme: CTL**

Kripkeova struktura

Model sustava koji želimo formalno verificirati :

= model implementacije (***I***)

= Kripkeova struktura **M** (Saul Kripke, 1971)

I **= M = (S, R, L)**

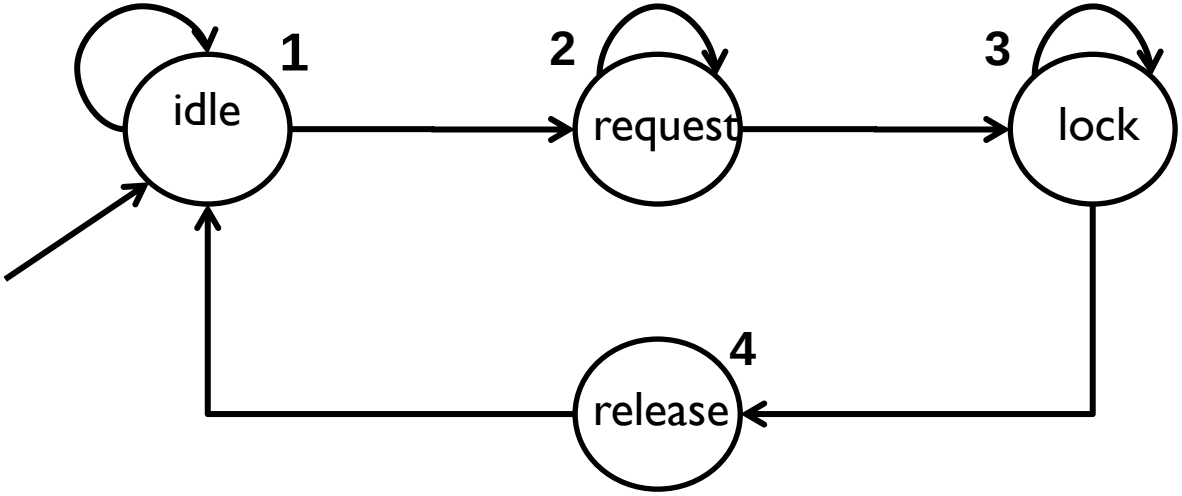
gdje je :

- **S** : konačan skup stanja
- **R** $\subseteq$ **S** × **S** : totalna binarna relacija (svako stanje je obuhvaćeno; ima sljedbenika), tj. $\forall s \in \mathbf{S}$ ($\exists t \in \mathbf{S}$ | $(s, t) \in \mathbf{R}$)
- **L** : funkcija označavanja stanja: $\mathbf{S} \rightarrow 2^{\mathbf{AP}}$

  AP: skup atomičkih propozicijskih simbola

  L: (engl. *labeling*) daje interpretaciju svih simbola iz skupa AP za svako stanje $s \in \mathbf{S}$.

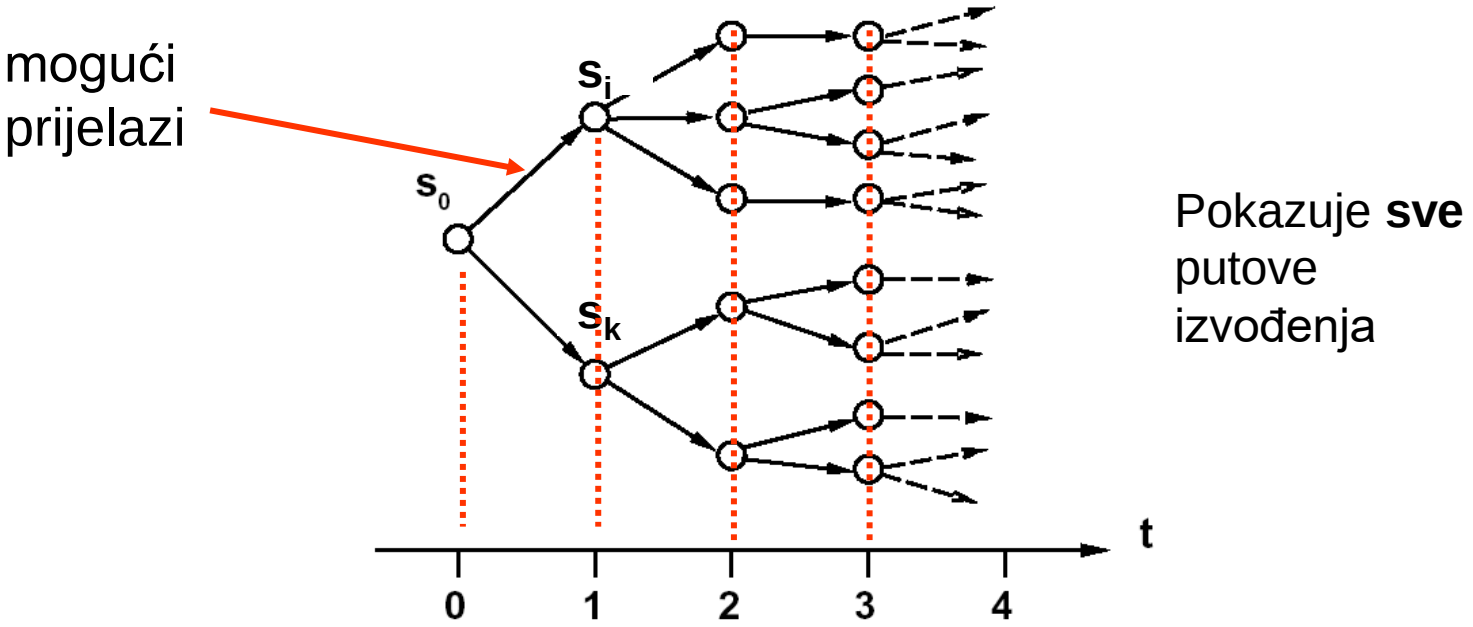
Primjer Kripkeove strukture



- **S= {1, 2, 3, 4}**
- **R = {(1,1), (1,2), (2,2), (2,3), (3,3), (3,4), (4,1)}**
- **L: L(1) = {idle}**
  L(2) = {request}
  L(3) = {lock}
  L(4) = {release}
- **Jedan put** (engl. *path*), ili **jedno odvijanje izvođenja sustava** (engl. *one execution, one computation*) je beskonačna sekvenca (slijed) stanja.
- Npr.: 1, 2, 2, 2, 2, 3, 4, 1, 1, …
- Mogući prijelazi stanja obuhvaćeni su relacijom R.

Vremenska logika s grananjem

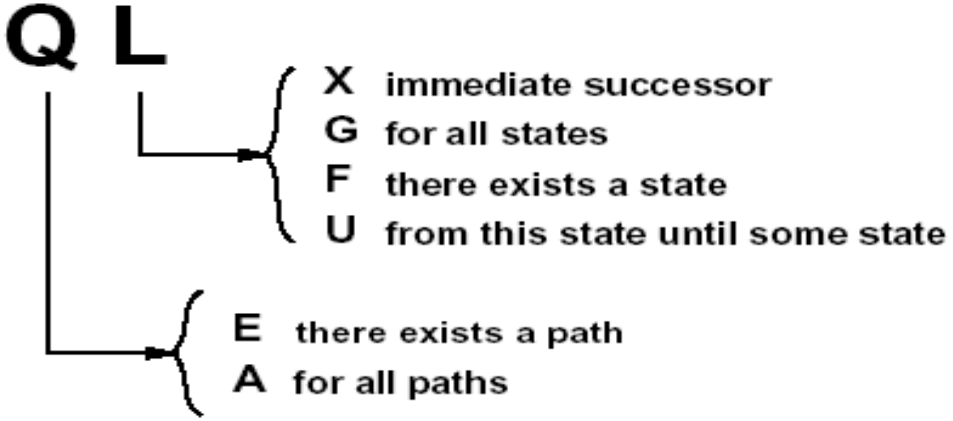
- Neka definirana Kripkeova struktura može se promatrati kao beskonačno stablo izvođenja sustava ("odmota" se počevši od promatranog stanja s_0)
- **To je vremenska logika s grananjem** (engl. *Computation Tree Logic*, CTL)
- Razvijena početkom 1980-tih, koristi se naveliko i danas (razvili: Ben-Ari, Clarke, Emerson i drugi)



Pokazuje **sve** putove izvođenja

Formula CTL-a (u kontekstu odmotane Kripkeove strukture)

- Kvantifikator puta **Q** i operator stanja **L** čine par **Q L** , koji poprima 8 dozvoljenih kombinacija:



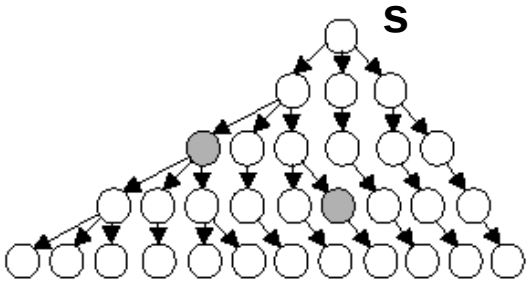
PAZI: Uvijek u paru !

EX	AX
EG	AG
EF	AF
EU	AU

Semantika formule u CTL-u za model **M** i stanje **S**

CTL Formulas

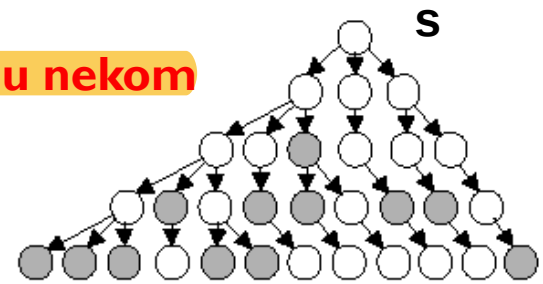
EF p "there is a path such that p eventually holds"



EF p = "postoji put (barem jedan) na kojem u nekom budućem stanju vrijedi p"

AF p "all paths are such that p eventually holds"

AF p = "na svim putovima u nekom budućem stanju vrijedi p"

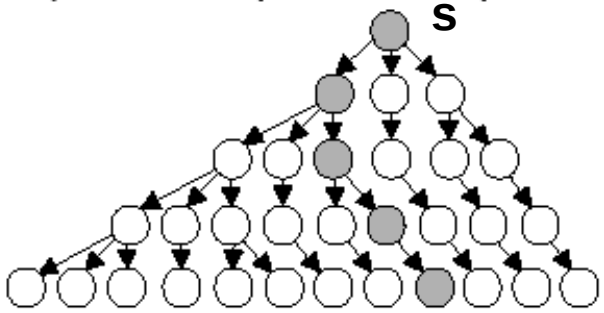


Napomena: EF p i AF p su istinite ako već i u promatranom (početnom) stanju vrijedi p.

Semantika formule u CTL-u za model **M** i stanje **S**

CTL Formulas Cont.

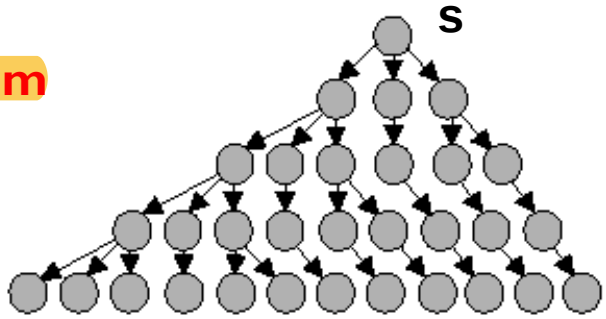
EG p "there is a path such that p holds invariantly along the path"



EG p = "postoji put (barem jedan) na kojem u svim budućim stanjima vrijedi p"

AG p "every path is such that p holds invariantly along the path"

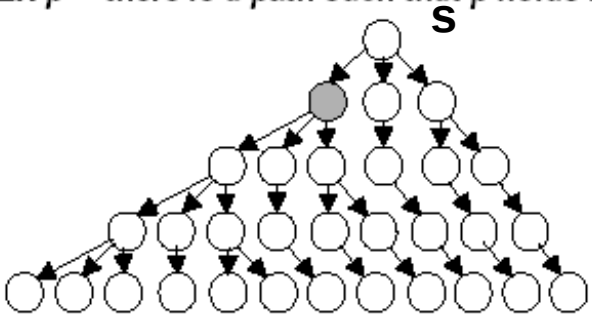
AG p = "na svim putovima u svim budućim stanjima vrijedi p"



Semantika formule u CTL-u za model **M** i stanje **S**

CTL Formulas Cont.

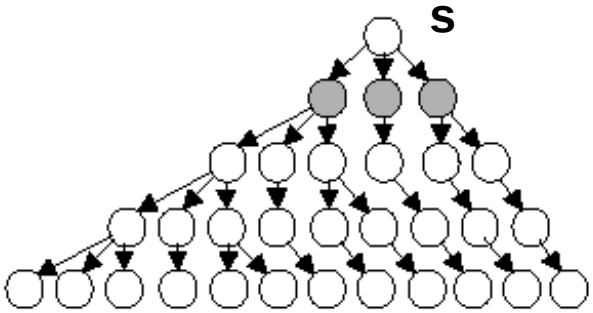
EX p "there is a path such that p holds in the next state along the path"



EX p = "postoji put (barem jedan) na kojem u sljedećem stanju vrijedi p"

AX p "every path is such that p holds in the next state along the path"

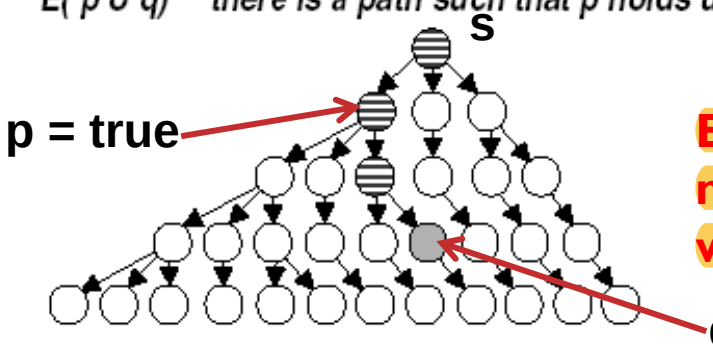
AX p = "na svim putovima u sljedećem stanju vrijedi p"



Semantika formule u CTL-u za model **M** i stanje **S**

CTL Formulas Cont.

E(p U q) "there is a path such that p holds until q holds"

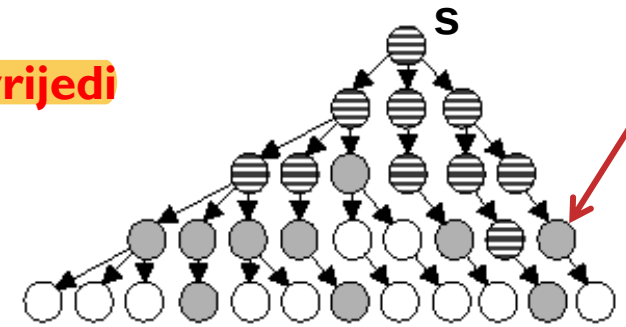


E (p U q) = "postoji put (barem jedan) na kojem vrijedi p sve dok ne počne vrijediti q"

Ovdje p može i ne mora biti istinit

A (p U q) "every path is such that p holds until q holds"

A (p U q) = "na svim putovima vrijedi p sve dok ne počne vrijediti q"



Napomena: E(p U q) i A(p U q) su istinite ako već i u promatranom (početnom) stanju vrijedi q (p ne mora uopće vrijediti).

CTL – sintaksa

- AU, EU - binarni operatori
- Ostalih 6 operatora - unarni operatori

Neke ispravno definirane CTL-formule:

- AG (q $\Rightarrow$ EG r)
- EG p
- p $\wedge$ q
- E (p U q)
- A (p U EF p)
- AG (p $\Rightarrow$ A [p U ($\neg$p $\wedge$ A [$\neg$p U q])])

Neke krivo definirane CTL-formule:

- FG p
- EF (r U q)
- A[p U (q U r)]
- AF [(r U q) $\wedge$ (p U r)]

CTL – semantika

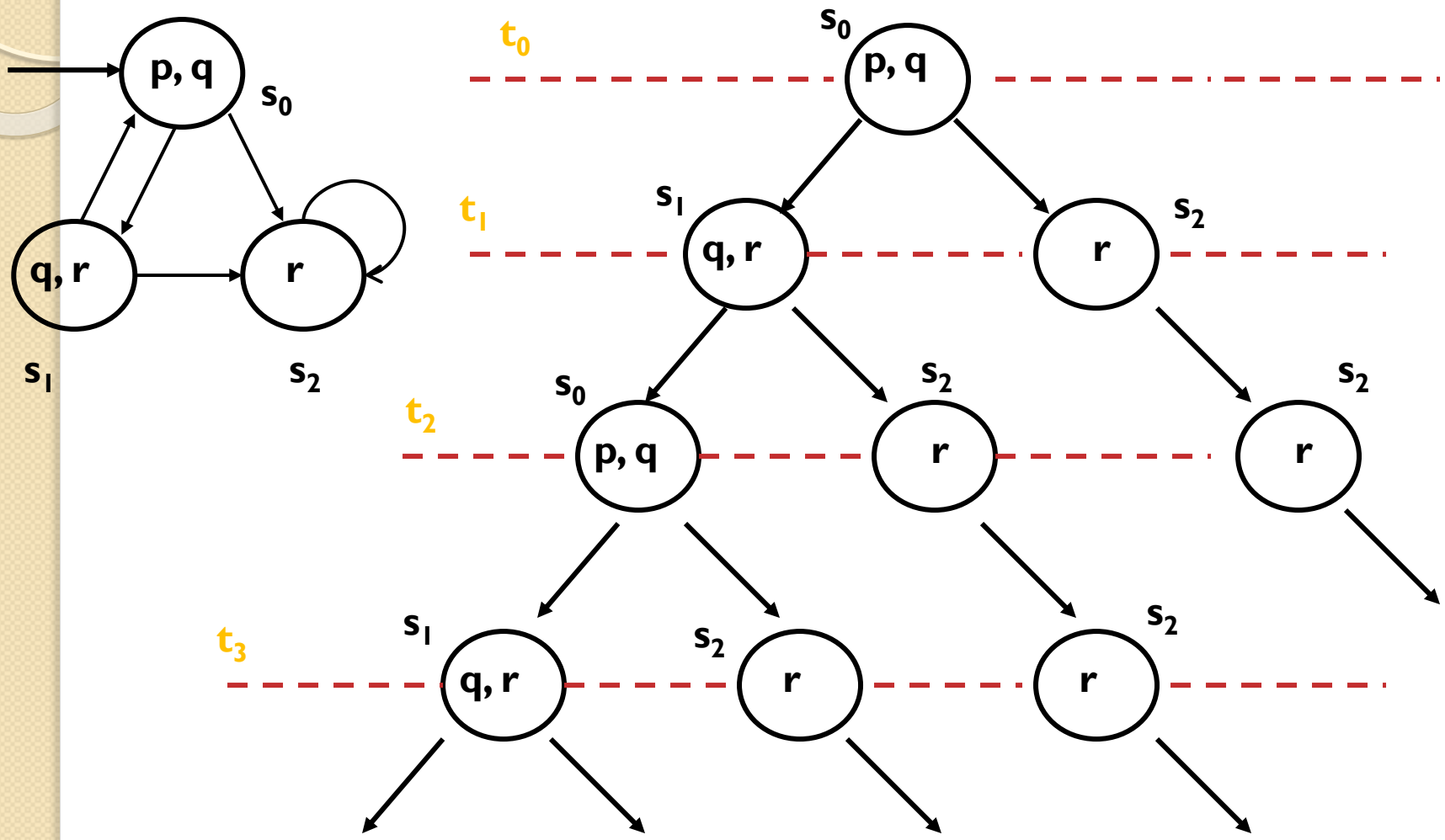
M = (S, R, L) - model sustava (Kripkeova struktura)

- $M, s \models \varphi$ formula vrem. logike φ je istinita u modelu M za stanje s
- $M, s \not\models \varphi$ formula vrem. logike φ nije istinita u modelu M za stanje s

1. $M, s \models p$ istinita	akko $p \in L(s)$ (p je propozicijski atomički simbol)
2. $M, s \models (\varphi_1 \wedge \varphi_2)$	akko $M, s \models \varphi_1$ i $M, s \models \varphi_2$
3. $M, s \models (\varphi_1 \vee \varphi_2)$	akko $M, s \models \varphi_1$ ili $M, s \models \varphi_2$
4. $M, s \models (\varphi_1 \Rightarrow \varphi_2)$	akko $M, s \not\models \varphi_1$ ili $M, s \models \varphi_2$ (implikacija)
5. $M, s \models AX\,\varphi$	akko za sve s_i takve da $s \rightarrow s_i$ vrijedi $M, s_i \models \varphi$

Analogne formalne definicije i za $EX\,\varphi$, $EF\,\varphi$, $AF\,\varphi$, $EG\,\varphi$, $AG\,\varphi$, $E(\varphi_1 U \varphi_2)$ i $A(\varphi_1 U \varphi_2)$

Primjer "odmotavanja" modela



- p, q, r - propozicijski simboli
- S_0 - početno stanje ili stanje koje nas zanima

Neke istinite CTL-formule za model s prethodnog slajda

- $M, s_0 \models (p \wedge q)$; atomi p i q su istiniti u stanju s_0
- $M, s_0 \models \neg r$; atom r nije istinit u stanju s_0
- $M, s_0 \models EX\ (q \wedge r)$; postoji put gdje je za sljedeće stanje vrijedi $(q \wedge r)$
- $M, s_0 \models \neg AX\ (q \wedge r)$; postoji jedan put na kojem ne vrijedi za sljedeće stanje $(q \wedge r)$
- $M, s_0 \models \neg EF\ (p \wedge r)$; nema puta sa stanjem za koje vrijedi $(p \wedge r)$
- $M, s_0 \models AF\ r$; duž svih putova možemo dosegnuti stanje za koje vrijedi r
- $M, s_0 \models E\ [(p \wedge q)\ U\ r]$; postoji put iz s_0 na kojem u svim stanjima $(p \wedge q)$ = True, dok r=True (npr. do s_2)
- $M, s_0 \models A\ [p\ U\ r]$; na svim putovima vrijedi [p U r]

Ekvivalentne CTL-formule i adekvatni skup

¬AF φ	**=**	**EG ¬φ**	**; de Morgan**
AF φ	**=**	**¬EG ¬φ**	
EG φ	**=**	**¬AF ¬φ**	
AG ¬φ	**=**	**¬EF φ**	**; de Morgan**
AG φ	**=**	**¬EF ¬φ**	
¬AX φ	**=**	**EX ¬φ**	**; X je vlastiti dual**
AX φ	**=**	**¬EX ¬φ**	
AF φ	**=**	**A (True U φ) = ¬EG ¬φ**	
EF φ	**=**	**E (True U φ)**	
EG φ	**=**	**¬[A [True U ¬φ]]**	

- Ponekad notacija:

  A[p U q] = [p AU q]

  E[p U q] = [p EU q]

- Temeljem gornjih ekvivalencija, za izračun svih CTL-formula dovoljno je imati postupke za izračun EX, EG, EU = **adekvatni skup** (engl. *adequate set*). Postoji više takvih adekvatnih skupova.

Primjeri preslikavanja prirodnog jezika u CTL-formule – specifikacija ponašanja

1. „Moguće je doći u stanje gdje start=T i ready=F.”

EF (start $\wedge$ $\neg$ready)

2. „Za svako stanje, ako se postavi zahtjev (npr. za nekim resursom), onda će on biti konačno prihvaćen (kad-tad).”

AG (zahtjev $\Rightarrow$ AF prihvaćen)

3. „U svakom slučaju, određeni proces će nakon konačnog vremena biti stalno zaustavljen.”

AF (AG zaustavljen)

4. „Iz svakog stanja moguće je barem na nekom putu doći do stanja "restart".”

AG (EF restart)

Primjeri preslikavanja prirodnog jezika u CTL-formule – specifikacija ponašanja

5. „Kadgod je in = 1, nakon dva takta je uvijek out = 1."

AG (in = 1 ⇒ AX AX out = 1)

6. „Uvijek vrijedi: ako se pojavi "send" onda konačno "receive" postaje istinit, te do tog trenutka "send" mora ostati istinit."

AG (send ⇒ A(send U receive))

Primjena CTL-a u provjeri modela (engl. *CTL model checking*)

- Za danu Kripkeovu strukturu (usmjereni označeni graf) i određen skup početnih stanja S_0, provjeri da CTL-formula vrijedi za ta stanja.
- Formalno: $M, S_0 \models \phi$, tj. $\forall s_0 \in S_0 \quad M, s_0 \models \phi$ (za svako stanje iz S_0)

Postupak

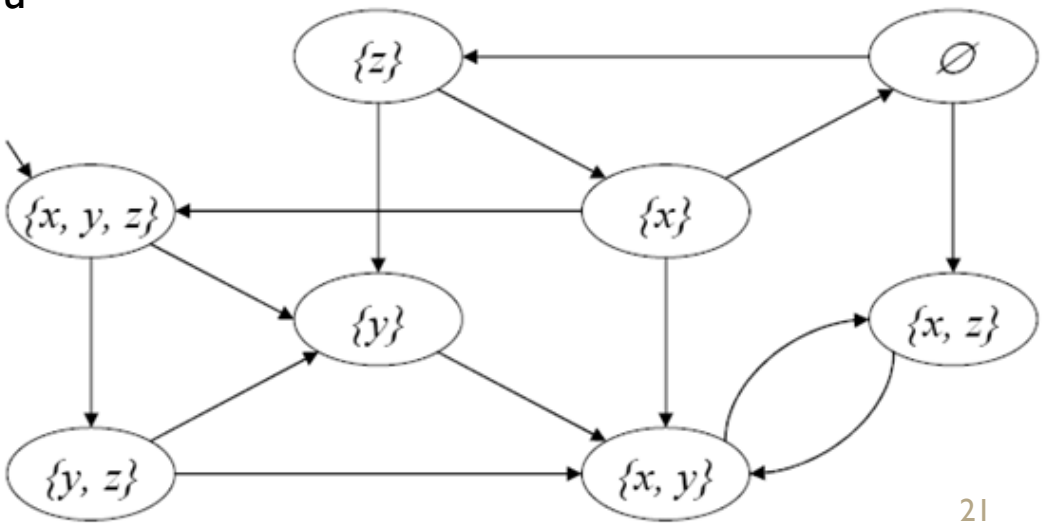
- Potrebno je pronaći sva stanja koja zadovoljavaju CTL-formulu ϕ i ispitati da li je željeni podskup S_0 uključen.
- Provjera modela u CTL-u povlači **rukovanje skupovima stanja**.

Rješavanje ugniježđenih CTL- formula

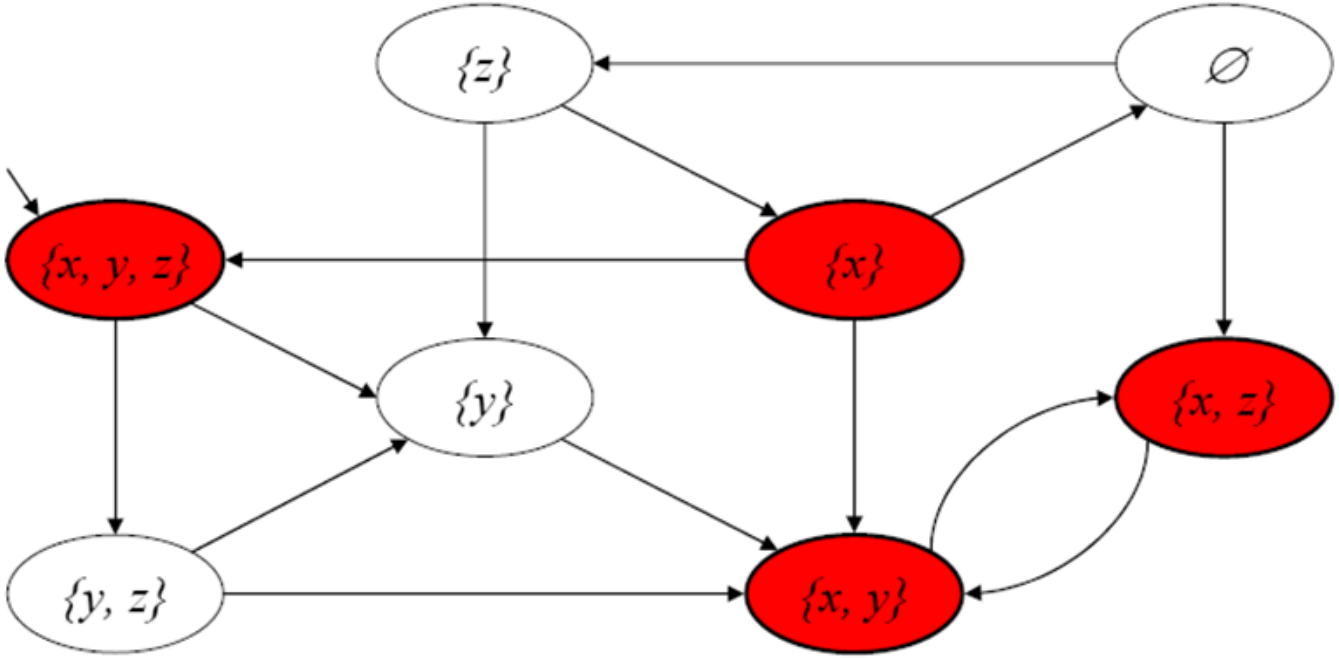
- Primjenjuje se induktivno pravilom "iznutra prema van"
- Računa se skup stanja koja zadovoljavaju najviše unutarnju CTL-formulu
- Koriste se ti rezultati za izračun sve više vanjskih formula

Primjer (UNESCO math&dev TUNIS 2008):
Za zadanu Kripkeovu strukturu izračunaj skup stanja S_k koja zadovoljavaju CTL formulu AF AG(x)

Postupak:
1. Izračunaj $S_k(x)$
2. Izračunaj $S_k(AG(x))$
3. Izračunaj $S_k(AF(AG(x)))$

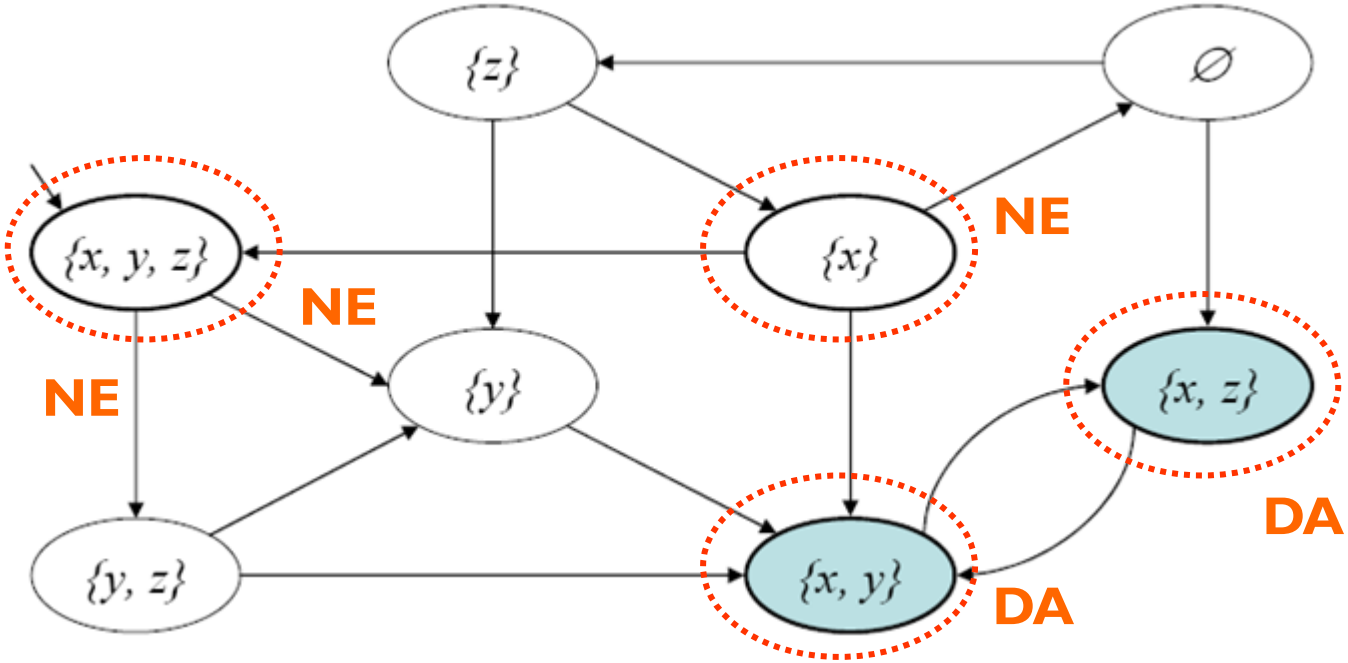


Skup stanja koja zadovoljavaju formulu x = $S_k(x)$:



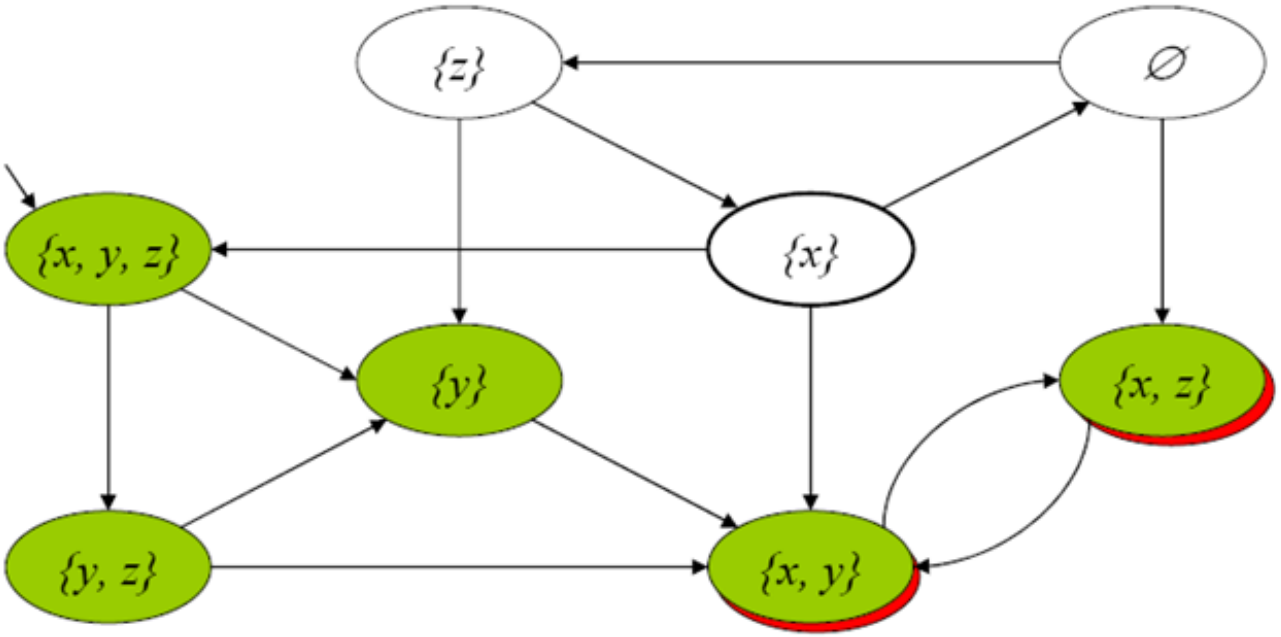
Skup stanja koja zadovoljavaju formulu AG(x) = S_k(AG(x)):

- Da bi se zadržalo, stanje koje sadrži x mora biti korijen prijelaza koja dalje sva sadržavaju x – trebaju se analizirati prethodnici stanja u kojima vrijedi x



Skup stanja koja zadovoljavaju formulu $AF(AG(x)) = S_k(AF(AG(x)))$:

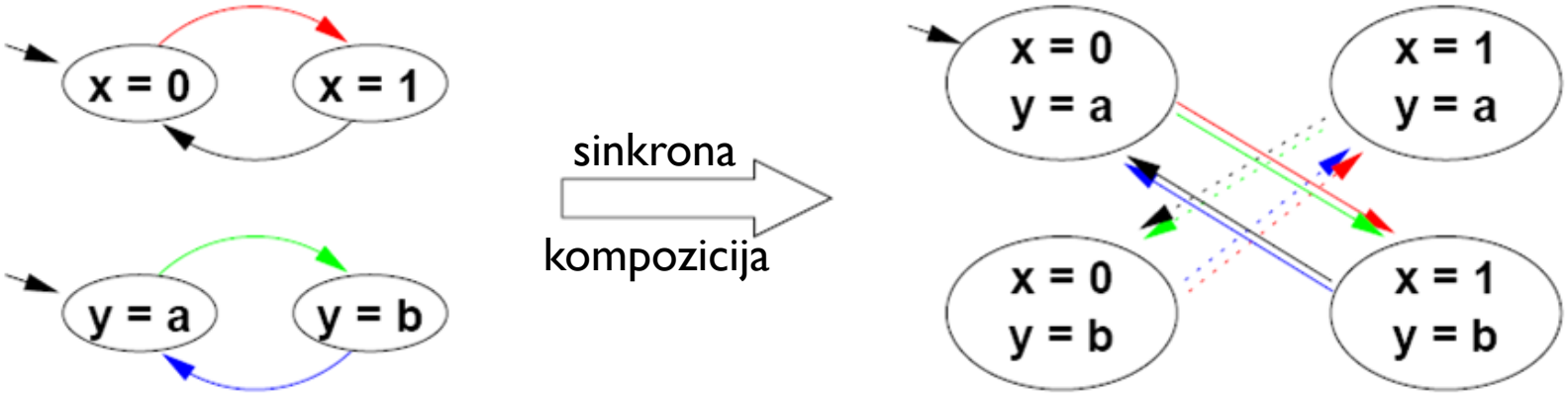
- Tražimo prethodnike prošla dva stanja (koja zadovoljavaju AG(x)) koji na svim svojim putevima konačno dolaze do ta dva stanja, uklone se oni prethodnici za koje to ne vrijedi.



Sinkrona i asinkrona kompozicija Kripkeovih struktura

- Složeni Kripkeovi modeli tipično se grade od jednostavnih.
- Sinkrona kompozicija: **u svakom vremenskom trenutku sve komponente mijenjaju stanje** (istodobno, paralelno).
- Tipičan primjer: **sekvencijsko** sklopovlje

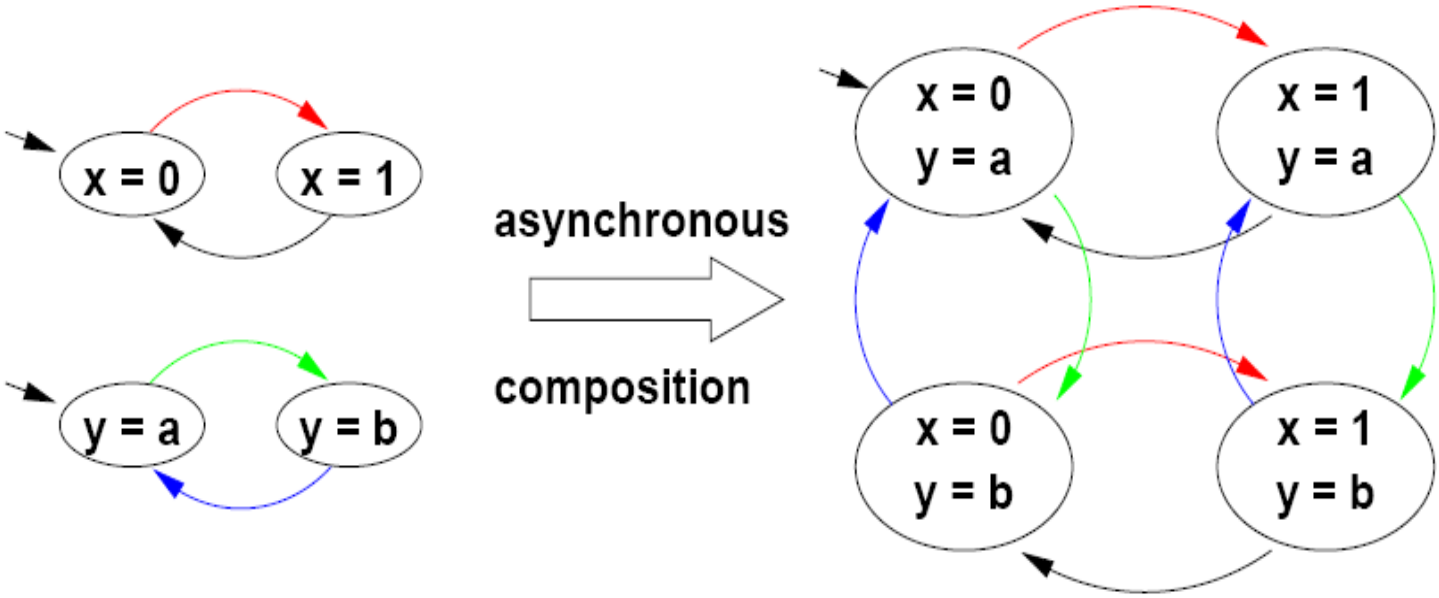
(pratiti boju strelica):



Sinkrona i asinkrona kompozicija Kripkeovih struktura

- Asinkrona kompozicija: **u svakom vremenskom trenutku jedna komponenta mijenja stanje.**
- Tipičan primjer: **komunikacijski protokol**.

(pratiti boju strelica):



Zadaci

1. Koje su od navedenih sintaksno dobro definirane formule u logici CTL:

   a) $p \wedge \neg q \vee EX\ p$

   b) $AF\ (G\ p \Rightarrow GF\ q)$

   c) $AG\ AF\ EX\ (p \wedge q)$

   d) $A((p\ U\ q) \vee (q\ U \neg r)$

   e) $E(p \Rightarrow E(q \Rightarrow r))$

   f) $A\ ((q \wedge r)\ U\ (p \wedge r))$

2. Preslikajte rečenice prirodnog jezika u formule logike CTL:

   a) "Uvijek u svim stanjima sustava vrijedi da p ne vrijedi dok ne počne vrijediti q."

   b) "Postoji put u kojem se konačno dolazi do stanja u kojem vrijedi p i od kojeg dalje p ne vrijedi u sljedeća dva stanja."

   c) "U početnom stanju vrijedi p, a zatim u sljedećem stanju barem na jednom putu izvođenja ne vrijedi q."

Formalna verifikacija kritičnih dijelova programa

Sustav NuSMV

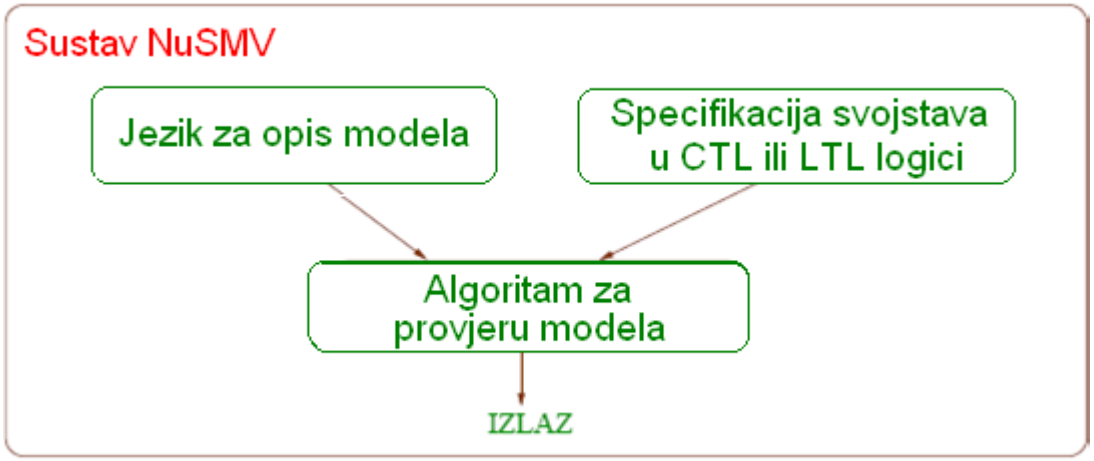
Uvod

- NuSMV
  - Sustav za simboličku provjeru modela (engl. *symbolic model checking*)
  - Nadograđena inačica izvornog sustava SMV (otuda ono Nu [nju] ☺)
  - Trenutna verzija NuSMV 2.6.0

- Izvorni SMV (engl. *Symbolic Model Verifier*)
  - Razvio ga je Ken McMillan, CMU, u doktoratu iz 1992.

Uvod

- Formalno: program koji provjerava vrijedi li:
  M |= ϕ, (implementacija M logički zadovoljava specifikaciju ϕ) pri čemu je M Kripke struktura, ϕ je svojstvo izraženo u vremenskoj logici (CTL-u ili LTL-u).
- NuSMV: verifikacija kritičnih dijelova programskih produkata



Ulaz i izlaz sustava

- **Ulaz sustava:**
  - Tekstualni opis programa u jeziku NuSMV - model sustava
  - Specifikacija svojstava u CTL ili LTL logici
    - Postoji i mogućnost specifikacije u RTCTL (Real-Time CTL)) i PSL-u - Property Specification Language)
  - U sklopu ovog kolegija na laboratorijskim vježbama koristit ćemo samo CTL logiku pri specifikaciji i provjeri svojstava u NuSMV-u

- **Izlaz sustava:**
  - '**TRUE**' - ako je specifikacija zadovoljena za sva početna stanja modela
  - '**FALSE**' - inače + ispis (engl. *trace*) koji pokazuje zašto navedeno svojstvo nije ispunjeno u modelu opisanim NuSMV programom

Algoritam za provjeru modela

- Algoritam se temelji na simboličkom prikazu stanja i prijelaza pomoću:
  - BDD-ova – binarnih dijagrama odlučivanja
    - Za logike CTL i LTL, verifikacija beskonačnih putova
  - SAT-rješavača
    - Za logiku LTL, verifikacija konačnih putova - ograničena provjera modela (engl. *Bounded model checking*)

- Teme predavanja koja slijede nakon međuispita

NuSMV: ulazni jezik

- Motivacija prilikom modeliranja
  - opis upravljanja sustavom i interakcija dijelova sustava
  - posebno služi modeliranju kritičnih programskih dijelova
  - posebno značajno za modeliranja ponašanja višedretvenih programa prilikom čega može doći do više vrsta problema (utrka, izgladnjivanje, potpuni zastoj, itd.)

- Namjena ulaznog jezika: opis relacije prijelaza (tranzicijske relacije) konačne Kripkeove strukture
  - Pomoću sustava NuSMV opisuju se međuovisni strojevi s konačnim brojem stanja (engl. *Communicating Finite State Machines*).
  - Jezik NuSMV ne podržava složene strukture podataka (liste, stabla, mape...)
- Sličan jezicima za opis sklopovlja, ali mu to nije namjena

NuSMV: programi

- Programi u NuSMV-u sastoje se od jednog ili više modula
  - Jedini posebni modul je **main** (slično kao C, Java, . . .)

- Svaki modul se obično sastoji od:
  - **Deklaracije varijabli**
  - **Dodjeljivanja vrijednosti varijablama**
  - **Svojstava koja se žele provjeriti (uglavnom u modulu main)**

Varijable (1/2)

- Varijable u NuSMV-u predstavljaju varijable stanja modela i instance pojedinih modula

- Deklaracija varijabli:

```
<decl> ::=
  "VAR"
   atom1 ":" <type> ";"
      ...
```

- Tip varijable (<type>) može biti:
  - **boolean**
  - **riječ (vektor bitova određene duljine)**
  - **enumerirani (pobrojani) tip**
  - **konačan podniz cijelih brojeva**
  - **korisnički definirani modul (instanca modula),**
  - **niz prethodno navedenih tipova**

Varijable (2/2)

- Neki primjeri deklaracija:

```
VAR
a : boolean;
w : word[7];
switch : {on, off};
state : {start, request, busy, stop};
n : 1..10000;
server6 : Server(req, stateClient);
producerWG : process Producer();
arr : array 1..20 of {start, busy, stop};
```

- Tip ***boolean*** može poprimiti vrijednosti **FALSE** ili **TRUE** (paziti: od verzije NuSMV 2.5.1 više boolean vrijednosti nisu 0 ili 1!!!)
- Ključna riječ ***process*** ispred imena modula definira asinkroni način izvođenja

Dodjeljivanja (1/4)

- Dodjeljivanje (engl. *assignment*) daje varijabli:
  - **Trenutačnu vrijednost**
  - **Inicijalnu vrijednost - *init***
  - **Sljedeću vrijednost** (na temelju trenutnih vrijednosti varijabli programa) **- *next***
- Dodjeljivanje vrijednosti varijablama:

```
<assignment> ::=
"ASSIGN"
  <dest> ":=" <expr> ";"
  ...
  <dest> ::=
    atom
  | "init" "(" atom ")"
  | "next" "(" atom ")"
```

Dodjeljivanja (2/4)

- Na lijevoj strani dodjeljivanja može se naći:
  - **atom označava trenutačnu vrijednost varijable,**
  - ***init*(atom) označava početnu vrijednost varijable,**
  - ***next*(atom) označava vrijednost varijable u sljedećem stanju**
- Izraz (<expr>) na desnoj strani dodjeljivanja može se evaluirati u:
  - **Cjelobrojnu vrijednost ili simboličku konstantu**
  - **Skup vrijednosti**

  U prvom slučaju lijeva strana jednostavno postaje desna, a u drugom lijeva strana postaje jedan od elemenata s desne strane (**nedeterminizam**)
- Primjeri dodjela:

```
ASSIGN
a := n mod 2;
init(switch) := off;
next(state) := {busy, stop};
```

Dodjeljivanja (3/4)

- Ograničenja na dodjeljivanja
  1. Svakoj varijabli dodjeljivanje može biti provedeno samo jednom i to ili u “init” i “next” bloku ili za trenutačnu vrijednost, npr:

- `init(status) := busy;`
- `init(status) := stop;`

nedozvoljeno

- `next(status) := busy;`
- `next(status) := stop;`

nedozvoljeno

- `next(status) := busy;`
- `status := stop;`

nedozvoljeno

- `init(status) := busy;`
- `next(status) := stop;`

dozvoljeno

Dodjeljivanja (4/4)

- Ograničenja na dodjeljivanja
  2. Varijabla ne može imati cikluse u svojem grafu ovisnosti koji nisu odvojeni s kašnjenjem, npr:

```
x := (x + 1) mod 2;
```
nedozvoljeno

```
next(x) := x & next(x);
```
nedozvoljeno

```
next(x) := x & next(y);
next(y) := y & next(x);
```
nedozvoljeno

```
next(x) := x & next(y);
next(y) := y & x;
```
dozvoljeno

Specifikacija svojstava (1/2)

- Specifikacija ponašanja sustava zadana je formulom u vremenskoj logici CTL
- Zapis CTL-formula u sustavu NuSMV :

```
<form> ::= "CTLSPEC" <ctlform> -- osim CTLSPEC može i SPEC

<ctlform> ::=
<expr> -- Booleova formula
| "!" <ctlform> -- logička negacija
| <ctlform1> "&" <ctlform2> -- logički i
| <ctlform1> "|" <ctlform2> -- logički ili
| <ctlform1> "->" <ctlform2> -- logička implikacija
| <ctlform1> "<->" <ctlform2> -- logička ekvivalencija
| "E" <pathform> -- egzistencijalni kvantifikator puta
| "A" <pathform> -- univerzalni kvantifikator puta
```

Specifikacija svojstava (2/2)

- Zapis CTL-formula u sustavu NuSMV (nastavak):

```
<pathform> ::=
    "X" <ctlform> -- operator sljedećeg stanja
  | "F" <ctlform> -- operator konačnog dolaska u stanje
  | "G" <ctlform> -- operator cijelog puta
  | "[" <ctlform1> "U" <ctlform2> "]" -- operator kod kojeg
    na cijelom putu ctlform1 vrijedi dok ne počne ctlform2
    vrijediti
```

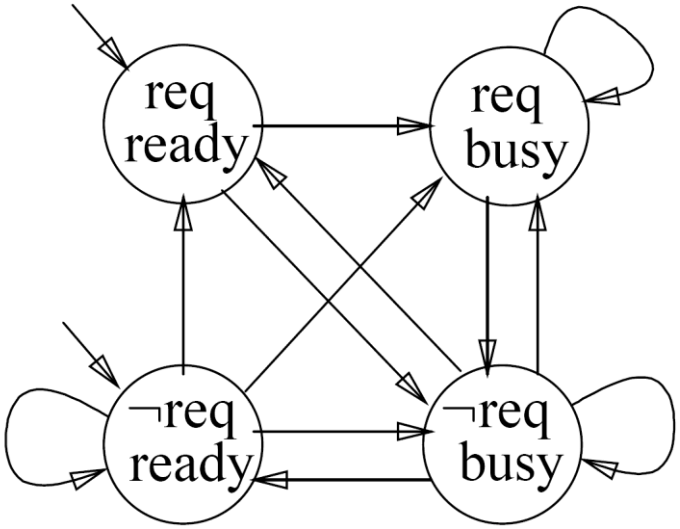
- Svaka CTL-formula definira se novom ključnom riječi CTLSPEC

- Primjeri specifikacija:

```
CTLSPEC AG AF state=start
CTLSPEC EF n>=40
CTLSPEC E [ b=TRUE U state=busy ]
CTLSPEC AG (state=request -> AF state=busy)
```

NuSMV: primjer glavnog programa

```
MODULE main
VAR
  request : boolean;
  status : {ready,busy};
ASSIGN
  init(status) := ready;
  next(status) := case
        request : busy;
        TRUE : {ready,busy};
  esac;
CTLSPEC
    AG (request -> AF status =
    busy)
```



FSM se sastoji od četiri stanja - svako stanje odgovara mogućoj vrijednosti dviju binarnih varijabli

Varijable:

request - varijable tipa boolean, TRUE ili FALSE

status - je enumerirana varijabla koja može poprimiti vrijednost ready ili busy

Inicijalna i *sljedeće* vrijednosti varijable ***request*** nisu određene u programu. Na taj je način modeliran utjecaj okoline (NuSMV sustav može pridijeliti proizvoljne vrijednosti toj varijabli).

Varijabla ***status*** je parcijalno određena: inicijalno poprima vrijednost *ready*, i postaje *busy* ako je ***request*** jednak *TRUE*. Inače ako je request jednak *FALSE* vrijednost varijable nije određena.

Nedeterminističke vrijednosti

- Varijabla može nedeterministički poprimiti vrijednost na dva osnovna načina:
  - **Implicitno – varijabli se ne dodjeljuje nikakva vrijednost (ulazna varijabla)**
  - **Eksplicitno – nedeterminističkim dodjelama: varijabli se dodjeljuje skup vrijednosti (varijabla nedeterministički poprima jednu vrijednost iz skupa)**
- Prethodni primjer implicitnog nedeterminizma
  - **Utjecaj varijable *request* primjer je implicitnog nedeterminizma**
- Primjer eksplicitnog nedeterminizma :
  - ***next*(status) := {ready, busy};**
- Nedeterminističke dodjele – koriste se za modeliranje utjecaja okoline, nepotpune implementacije ili za formiranje apstrakcija složenih protokola, gdje se ne može utvrditi točna vrijednost varijable stanja

Moduli u NuSMV-u

- NuSMV podržava opis sustava razbijanjem na više modula (omogućuje provjeru svojstava interakcije između dijelova sustava)
- Modul se instancira tako da se deklarira varijabla čiji je tip ime modula
- Pristup varijablama unutar modula obavlja se pomoću točke "."
  - **m.v - *pristupa se varijabli v unutar modula m***

Primjer: Trobitni brojač

```
MODULE main
VAR
   bit0 : counter_cell(TRUE);
   bit1 : counter_cell(bit0.carry_out);
   bit2 : counter_cell(bit1.carry_out);
CTLSPEC
   AG AF bit2.carry_out

MODULE counter_cell(carry_in)
VAR
   value : boolean;
ASSIGN
   init(value) := FALSE;
   next(value) := value xor carry_in;
DEFINE
   carry_out := value & carry_in;
```

NuSMV primjer: Trobitni brojač

- Ovaj program opisuje brojač koji uzastopno broji od 000 do 111
- Trobitni brojač je opisan pomoću tri jednobitna brojača:
  - **Modul `counter_cell` je instanciran tri puta: `bit0`, `bit1` i `bit2`.**
  - **Svaki modul ima jedan formalni parametar: `carry_in`**
  - **Moduli su međusobno povezani tako da je `carry_in` modula `bit1` ujedno `carry_out` modula `bit0` (analogno vrijedi za `bit2` i `bit1`)**

- Ključna riječ **DEFINE** se koristi kao makro za dodjelu izraza **`value & carry_in`** simbolu **`carry_out`**
- Značenje ključne riječi **DEFINE** je to da gdje god da se dalje u programu pojavi **`carry_out`**, bit će zamijenjen s izrazom **`value & carry_in`**
- Ključna riječ **DEFINE** ne proširuje prostor stanja
- DEFINE ne može raditi s nedeterminističkim vrijednostima

Sinkrono i asinkrono izvršavanje u NuSMV-u

- Sinkroni način izvršavanja - postoji globalni sat, i svakim taktom globalnog sata, svaki od modula (ASSIGN blok) se izvršava paralelno

- Asinkroni način izvršavanja - pojedini dijelovi sustava (moduli) odvijaju se različitim brzinama, pri čemu se njihova izvođenja proizvoljno isprepliću (engl. *interleaving execution*)
  - **U svakom taktu, proizvoljno se odabire jedan od modula i izvršava se – unutarnja varijabla *running* za taj modul se postavlja na TRUE)**
  - **Ukoliko se želi da se neki modul izvršava u *interleaved* načinu izvođenja potrebno je postaviti ključnu riječ *process* prilikom instanciranja modula**
  - Korisno za opis komunikacijskih protokola, asinkronih sklopova i ostalih sustava koji nisu sinkronizirani pomoću nekog globalnog sata te za modeliranje višedretvenosti

Međusobno isključivanje (engl. *mutual exclusion*, MUTEX)

- Ako konkurentni procesi (procesi koji se istovremeno izvode) dijele određeni resurs (datoteka na disku, zapis u bazi podataka, podatak u zajedničkoj memoriji), nužno je osigurati da procesi ne mogu istovremeno pristupati dijeljenom resursu
- Potrebno je definirati *kritične odsječke* unutar svakog od procesa i osigurati da samo jedan proces smije istovremeno biti u kritičnom odsječku
- Problem: pronalaženje protokola kojim se utvrđuje kad koji od procesa smije ući u svoj kritični odsječak

Svojstva protokola MUTEX

Sigurnost (engl. *safety*)

- **Protokol osigurava da samo jedan proces bude u kritičnom odsječku u bilo kojem trenutku**

Životnost (engl. *liveness*)

- **Kada god neki od procesa želi ući u kritični odsječak, uvijek će konačno i ući**

Svojstvo neblokiranja (engl. *non-blocking*)

- **Proces uvijek može zahtjevati ulazak u kritični odsječak, drugi ga proces ne smije u tome sprečavati**

Svojstvo nedeterminiranog redoslijeda (engl. *no strict sequencing*)

- **Procesi mogu ulaziti u svoje kritične odsječke na proizvoljan način (ne postoji predodređeni redoslijed ulaska u kritični odsječak)**

Primjer protokola MUTEX u NuSMV-u (1/3)

```
MODULE main
VAR
   pr1: process proc(pr2.st, turn, FALSE);
   pr2: process proc(pr1.st, turn, TRUE);
   turn: boolean;
ASSIGN
   init(turn) := FALSE;
   ...
```

- Varijabla **turn** određuje koji proces smije ući u kritični odsječak
- Dvije instance modula **proc**, koji opisuje kontrolne aspekte konkurentnih procesa

Primjer protokola MUTEX u NuSMV-u (2/3)

```
...
MODULE proc(other-st, turn, myturn)
VAR
   st: {n, t, c};
ASSIGN
   init(st) := n;
   next(st) :=
   case
      (st = n) : {t,n};
      (st = t) & (other-st = n) : c;
      (st = t) & (other-st = t) & (turn = myturn): c;
      (st = c) : {c,n};
      TRUE : st;
   esac;
...
```

st – interno stanje procesa

[n]on-critical – proces nije u kritičnom odsječku

[t]rying – proces želi ući u kritični odsječak

[c]ritical – proces je u kritičnom odsječku

Ako je proces u nekritičnom odječku, može u njemu ostati ili preći u stanje **t** (trying – želi ući u kritični odsječak)

Ako je proces u stanju **t**, a drugi proces je u nekritičnom odsječku, tada proces može ući u kritični odsječak (preći u **c**)

Ako je proces u stanju **t**, i drugi proces je također u tom stanju, tada proces može ući u kritični odsječak (preći u stanje **c**) samo ako je njegov red (turn=myturn)

Ako je proces u stanju **c** (kritični odsječak) onda može ostati u tom stanju ili izaći iz kritičnog odsječka (preći u stanje **n**).

Primjer protokola MUTEX u NuSMV-u (3/3)

```
...
next(turn) :=
    case
        turn = myturn & st = c : !turn;
        TRUE : turn;
    esac;
JUSTICE running
JUSTICE !(st = c)
```

- Ako je proces u kritičnom odsječku i varijabla **turn** je pokazivala da je njegov red za izvođenje tada se negira njena vrijednost i prebacuje pravo na drugi proces.
- Varijabla **turn** određuje koji će proces ući u kritični odsječak ako u jednom trenutku oba procesa žele ući u kritični odsječak (**st=t**).

Pravednost (engl. *fairness*) u NuSMV-u

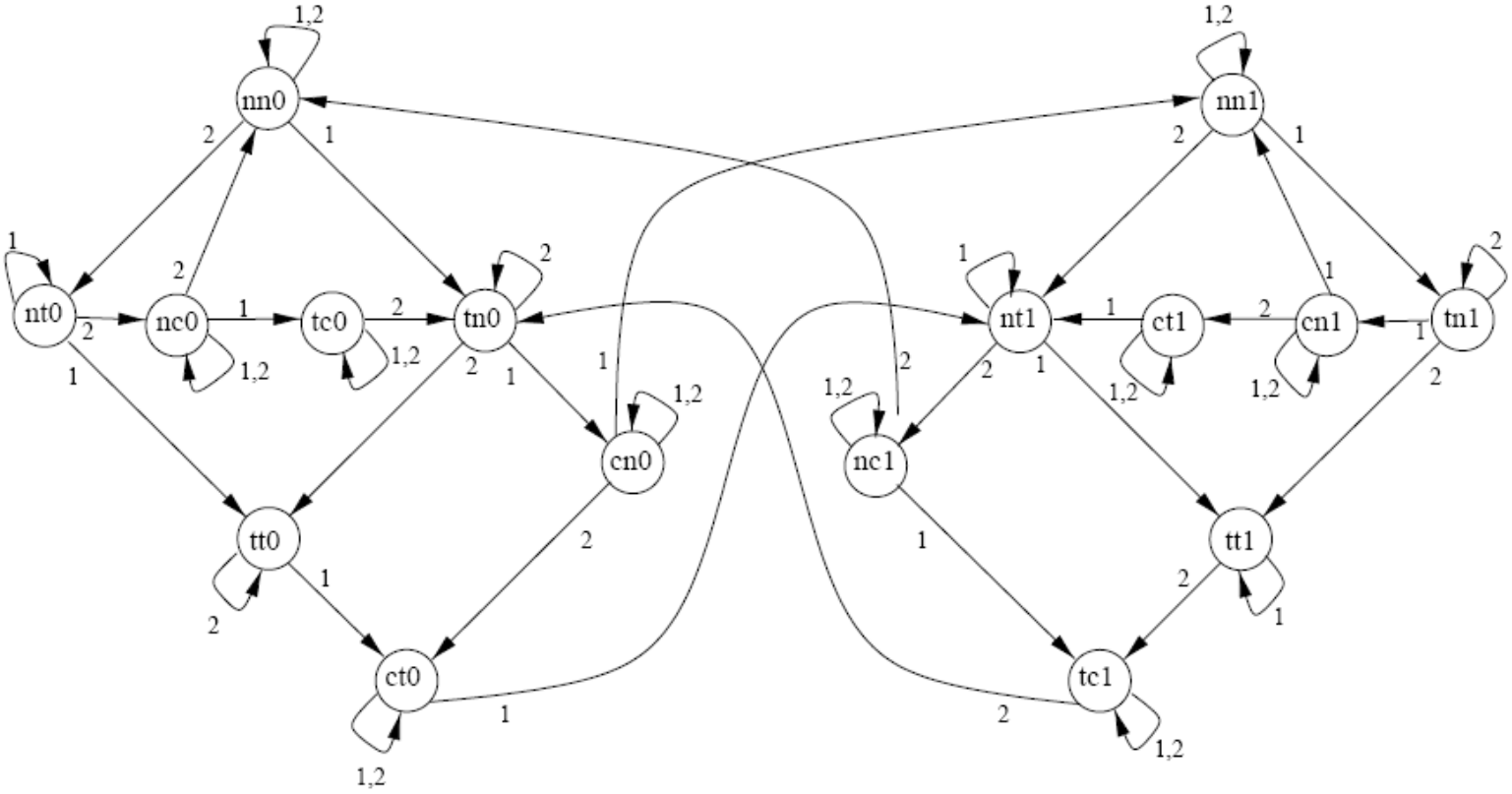
- Važno svojstvo sustava NuSMV:
  - **moguće je ograničiti područje pretraživanja prostora stanja na samo one staze izvršavanja duž kojih je proizvoljna CTL formula istinita beskonačno često**
- Obično te staze izvršavanja modeliraju ***pravedan*** *(*engl. *fair)* pristup određenom resursu (preciznije, radi se o Büchiovom tipu pravednosti).
- Ograničenje pravednosti sastoji se od:
  - **Ključne riječi `JUSTICE` (može i `FAIRNESS`)**
  - **CTL formule *f***
- Prilikom provjere nekog svojstva, NuSMV će ignorirati svaku stazu na kojoj formula ***f*** ne vrijedi beskonačno često.
- **`JUSTICE running`** – označava da se svaki proces treba izvršavati beskonačno često

Pravednost u primjeru MUTEX

- `JUSTICE running`
  - Ako je modul koji se razmatra deklariran pomoću ključne riječi *process*, tada će u svakom trenutku NuSMV nedeterministički odrediti hoće li se taj modul izvršavati ili ne. U ovom slučaju razmatrat će se samo ona izvršavanja za koja vrijedi da će modul biti beskonačno često izabran za izvođenje.

- `JUSTICE !(st = c)`
  - Razmatraju se samo oni putevi na kojima modul nije beskonačno dugo u kritičnom odsječku. Naime, u modelu je (zbog nedeterminizma) moguće da pojedini modul ostane u svom kritičnom odsječku koliko god želi. To je trivijalan slučaj zbog kojeg može doći do kršenja svojstva životnosti.

FSM za primjer MUTEX-a



Jezik NuSMV korišten u stilu ograničenja (engl. *constraint*)

- U NuSMV-u moguće je osim stila dodjeljivanja (engl. *assignment*) koristiti i **stil ograničenja**:

  INIT <simp_expr> umjesto ***init(atom) := <simp_expr>;***

  TRANS <next_expr> umjesto ***next(atom) := <simp_expr>;***

  INVAR <simp_expr> umjesto ***atom := <simp_expr>;***

- Primjeri prevođenja stila dodjeljivanja u stil ograničenja:

```
init(state):= {ready,busy};   INIT state in {ready,busy}
next(state):= ready;          TRANS next(state) = ready
out := b2 + 3*b1;             INVAR out = b2 + 3*b1
```

- Ograničenjima zapravo navodimo logičke (*boolean*) tvrdnje koje trebaju vrijediti u modelu
- Svaki modul može imati nula, jedno ili više ograničenja, a moguće je i kombinirati dodjeljivanja i ograničenja

Napomene oko korištenja stila ograničenja

- Rizik definiranja nekonzistentnih početnih ograničenja, npr.

  INIT (p & !p) -- nepostojanje inicijalnog stanja - bilo koja specifikacija će biti zadovoljena
- Rizik definiranja nekonzistentnih ograničenja na prijelaze
  - Relacija prijelaza Kripkeove strukture nije potpuna (iz nekog stanja nisu specificirani daljnji prijelazi), npr.

    ```
    MODULE main
    VAR b : boolean;
    TRANS b = TRUE -> FALSE
    ```
    -- umjesto: ***... -> next(b) = FALSE***
- Nedeterminizam je često skriven u ograničenjima, npr.

```
next(state) := case
(state = ready & request = TRUE) : busy;
TRUE : { ready, busy }; esac
```

=>

```
TRANS (state = ready & request = TRUE) -> next(state) =
busy
```

Primjer: najveći zajednički djelitelj (1/3)

- Neka je zadan program u C-u:

```
void main() {
... // inicijalizacija brojeva a i b, pretpostavka da su oba pozitivna
    while (a!=b) {          // oznaka L1
        if (a>b)            // oznaka L2
            a=a-b;          // oznaka L3
        else
            b=b-a;          // oznaka L4
    }
    ... // NZD=a=b          // oznaka L5
}
```

Primjer: najveći zajednički djelitelj (2/3)

- Program preveden u NuSMV, u stil dodjeljivanja:

```
MODULE main()
VAR a: 0..100; b: 0..100;
pc: {L1,L2,L3,L4,L5};
ASSIGN
  init(pc):=L1;
  next(pc):= case
      pc=L1 & a!=b: L2;
      pc=L1 & a=b: L5;
      pc=L2 & a>b: L3;
      pc=L2 & a<=b: L4;
      pc=L3 | pc=L4: L1;
      pc=L5: L5;
  esac
...
```

```
...
next(a):= case
  pc=L3: a-b;
  TRUE: a;
  esac
next(b):= case
  pc=L4: b-a;
  TRUE: b;
  esac
```

Primjer: najveći zajednički djelitelj (3/3)

- U NuSMV-u, stil ograničenja (primijetiti da više sliči originalnom programu)

```
MODULE main
VAR a : 0..100; b : 0..100; pc : {L1, L2, L3, L4, L5};
INIT pc = L1
TRANS
pc = L1-> (((a != b & next(pc) = L2) | (a = b & next(pc) = L5))
                        & next(a) = a & next(b) = b)
TRANS
pc = L2-> (((a > b & next(pc) = L3) | (a < b & next(pc) = L4))
                        & next(a) = a & next(b) = b)
TRANS
pc = L3 -> (next(pc) = L1 & next(a) = (a - b) & next(b) = b)
TRANS
pc = L4 -> (next(pc) = L1 & next(b) = (b - a) & next(a) = a)
TRANS
pc = L5 -> (next(pc) = L5 & next(a) = a & next(b) = b)
```

Pokretanje sustava NuSMV

- NuSMV je moguće pokrenuti na dva načina: uobičajen (*default*) i interaktivan
- Uobičajen način:
  - Provjera svojstava svih CTL specifikacija zadanih u ulaznoj datoteci odjednom, nema mogućnost podešavanja
  - Sintaksa poziva: > NuSMV <put_do_datoteke.smv>
- Interaktivan način:
  - Omogućuje podešavanja parametara algoritma verifikacije, provjeru konačnog automata, simulaciju prolazaka kroz stanja procesa, provjeravanje jedne po jedne specifikacije...
  - Sintaksa poziva: > NuSMV –int
  - Učitavanje modela: > read_model –i <put_do_datoteke.smv>

- U okviru 1. domaće zadaće studenti se upoznaju s oba načina rada, ali samo s jednostavnim funkcionalnostima interaktivnog načina

1. zadatak

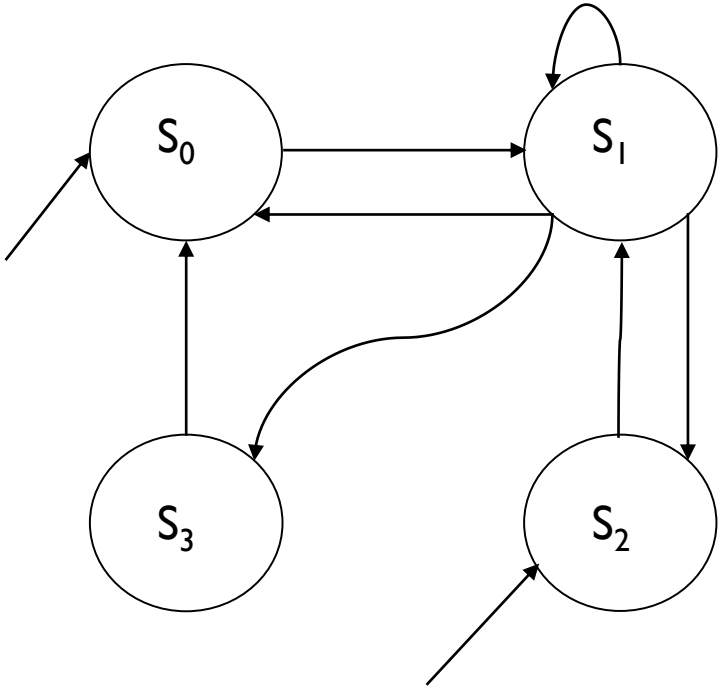
Za zadani model u NuSMV-u nacrtati Kripkeovu strukturu, te odrediti istinitost sljedećih CTL izraza:
a) AG(AF(a & b)) b) EX(!a & !b)

```
MODULE mod
VAR a : boolean;
    b : boolean;
ASSIGN
    init(a) := FALSE;
    init(b) := FALSE;
    next(a) :=
            case
                (b = FALSE) :  a;
                TRUE : !a;
            esac;
    next(b) :=
            case
                TRUE : !b;
            esac;
```

2. zadatak

Za zadanu Kripkeovu strukturu napisati kompletan NuSMV-kôd.

Pomoću ograničenja pravednosti osigurati da se sustav beskonačno često nađe u stanju S_2



S_0 = {req=FALSE, stat=FALSE}

S_1 = {req=FALSE, stat=TRUE}

S_2 = {req=TRUE, stat=FALSE}

S_3 = {req=TRUE, stat=TRUE}

3. zadatak

Za zadani kôd modula u NuSMV-u potrebno je nacrtati odgovarajuću Kripkeovu strukturu i odrediti istinitost CTL specifikacija.

```
MODULE igrac_3
VAR
          ready : boolean;
          turn : {one, two, three};
ASSIGN
          init (ready) := TRUE;
          init (turn) := one;
          next (ready) :=
                    case
                              (!ready & (turn = one | turn = two)) : TRUE;
                              (!ready & turn = three) : FALSE;
                              TRUE : {FALSE,TRUE};  esac;
          next (turn) :=
                    case
                              (!ready & turn = one) : two;
                              (!ready & turn = two) : {one,two,three};
                              (ready & turn = one) : {one,two};
                              TRUE: three;  esac;

A)  CTLSPEC AF AG (turn = three)
B)  CTLSPEC EF AX ready
```

Oko 1. domaće zadaće

- **1. domaća zadaća uključuje**
  - Ispitivanje svojstava MUTEX-a na par različitih implementacija korištenjem specifikacija pisanih u CTL-u
  - Ispitivanje pravednosti istih implementacija
  - Provjera modela nekoliko različitih zadataka
  - Interaktivno pokretanje NuSMV-a i provjeru modela na nekoliko primjera
  - Nekoliko zadataka vezanih uz sustav NuSMV
- **Upute i rokovi za 1. domaću zadaću dostupni su na web stranicama predmeta**